

論文99-36S-3-1

# 예약 알로하 방식 매체접속제어 프로토콜에서의 채널 할당

## (Channel Allocation in Reservation ALOHA Medium Access Control Protocol)

鄭 忠 教 \*

(Choong Kyo Jeong)

## 요 약

일대다 형상을 갖는 통신시스템에서 많이 고려되는 예약 알로하 방식 매체접속제어 프로토콜의 성능은 예약 채널과 데이터 채널의 분배 방식에 의해 달라진다. 본 논문에서는 이 프로토콜을 직렬 2단 대기열 모델로 근사화하고, 데이터의 지연을 성능 척도로 하여 이를 줄이는 세가지 채널 할당 방식을 제시하였다. 그리고 이들에 대한 모의실험을 통해 그 동작 특성을 규명하고 성능을 평가하였다. 그 결과 이들의 성능은 트래픽의 특성, 특히 데이터 길이의 분산에 크게 의존하며, 일반적으로는 데이터에 우선권을 주는 방식이 우수하나, 데이터 길이의 분산이 큰 경우에는 비례배분 할당 방식이 우수한 것으로 평가되었다.

## Abstract

Performance of the reservation ALOHA protocol which is usually considered in point-to-multipoint communication systems depends on how the channel is allocated between the reservation channel and data channel. In this paper, the protocol is modeled as a 2-stage serial queueing system and three channel allocation algorithms are proposed under the performance measure of the data delay. These algorithms are evaluated via simulation to produce the performance comparison and behavioral characteristics. It is found that the performances of these algorithms depend largely on the traffic characteristics, especially on variance of data length. In general, the priority-on-data algorithm is good. The proportional allocation algorithm has excellent performance when the data length variance is large.

## I. 서 론

전송매체를 여러 사용자가 공유하는 통신시스템에서는 일반적으로 매체접속제어 기능이 필요하다. 매체접속제어 프로토콜은 그것이 사용되는 구체적인 통신시스템의 환경과 조건에 따라 구체적인 모양이 달라지는데, 단거리 구간에서 다대다 통신이 이루어지는 근거리통신망 환경에서의 프로토콜이 가장 널리 알려져 있

다.

반면 최근에는 비교적 중장거리 통신 거리와 일대다 형상을 특징으로 하는 새로운 통신시스템들이 관심을 끌고 있는데, 그 예로서는 무선 접속망에서 기지국과 이동국 간의 통신시스템, 케이블 모델, LMDS(Local Multipoint Distribution System) 시스템을 이용한 양방향 통신시스템, PON(Passive Optical Network) 방식의 가입자 접속망 등을 들 수 있다. 이들은 모두 상하향 채널이 분리되어 있으며 상향 채널에서만 매체 접속제어가 필요하다. 이들 환경에서는 상향 채널에 대한 반송과 감지가 어려우므로 중앙제어기예의 의존도가 높을 수 밖에 없으며 따라서 중앙집중식 제어 방

\* 正會員, 江原大學校 電子工學科

(Dept. of Electronics Engineering Kangwon National University)

接受日字:1998年8月4日, 수정완료일:1998年11月5日

식이 주로 이용된다<sup>[1] [2]</sup>. 또한 시스템의 전송 효율을 높이기 위해 예약 방식을 적용하는 것이 일반적이다. 즉, 데이터를 보낼 때 우선 짧은 길이의 예약 패킷을 특정 매체접속제어 프로토콜에 의해 전송하고, 이를 수신한 중앙제어기가 채널을 할당하면, 그 채널을 통해 자신의 실제 데이터를 전송하게 된다.

이러한 시스템에서 채널 할당의 문제는 두 가지로 나눠 생각할 수 있는데, 하나는 중앙제어기가 상향 채널 중 예약 패킷이 전송되는 예약 구간과 실제 사용자 데이터가 전송되는 데이터 구간의 비를 조정하는 문제이고, 다른 하나는 정해진 데이터 전송 채널 내에서 각 사용자 또는 트래픽 종류에 따라 채널을 분배하는 문제이다. 본 논문에서는 이 중 전자에 해당하는 문제, 즉 예약 구간과 데이터 구간의 배분을 어떻게 하는 것이 전체 데이터 전송 지연을 최소로 하는가 하는 문제에 대해 살펴본다. 문헌에 보고된 이 분야의 연구는 주로 프레임의 길이를 탄력적으로 조절하는 방법<sup>[3] [4] [5]</sup>과 경쟁해소 알고리즘의 효율성<sup>[6]</sup>에 집중되어 있다. 본 논문에서는 프레임의 길이는 고정되어 있다고 가정하고 그 안에서 예약 구간과 데이터 구간의 비율을 조정함으로써 전체 지연을 줄이는 방안을 살펴본다.

짧은 길이의 예약 패킷 전송을 제어하는 프로토콜로는 시분할 순차접속 방식, 알로하 방식, 분기(splitting) 방식 등이 이용될 수 있다<sup>[7]</sup>. 본 논문에서는 이중 널리 사용되는 슬롯(slotted) 알로하 방식의 경우에 대해 살펴본다. 2장에서는 이런 시스템의 동작을 분석하기 위한 시스템 모델을 설정하고, 3장에서는 적용 가능한 채널 할당 알고리즘을 제시한다. 4장에서 모의실험 결과를 통해 각 알고리즘의 동작 특성과 성능을 비교 분석하고, 5장에서 결론을 맺는다.

## II. 시스템 모델

상향과 하향으로 분리되어 있는 일대대 형상의 통신 시스템에서는 상향 채널에서만 매체접속제어가 필요하므로 상향 채널의 채널할당 문제만을 고려한다. 상향 채널은 그림 1과 같이 고정된 길이의 슬롯 열로 구성되는 시분할 채널이며 프레임 구조를 가진다. 여기서 프레임 당 슬롯의 수는  $N$ 으로 고정되어 있다고 가정한다. 매 프레임은 예약 패킷의 전송에 사용되는 예약 구간과 실제 사용자 데이터의 전송에 사용되는 데이터

구간으로 다시 분할되는데 그 상호 간 비율은 중앙제어기의 판단에 따라 결정된다. 여기서 예약구간의 슬롯들은 다시 작은 예약슬롯으로 분할되는데 이 예약슬롯은 하나의 예약 패킷을 수용할 수 있는 크기이다. 여기에서는 각 슬롯들이  $k$ 개의 예약 슬롯으로 분할된다고 가정한다.

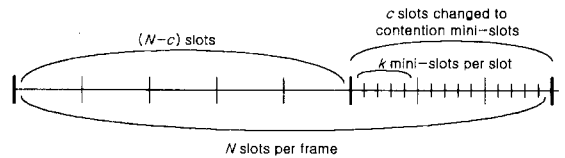


그림 1. 상향 채널 프레임 구성

Fig. 1. Upstream channel frame structure.

상향 채널을 통한 데이터의 전송 과정은 그림 2와 같이 두 개의 직렬 대기시스템으로 표현할 수 있다. 첫 번째 대기시스템은 모든 단말기들의 예약 패킷 전송 과정을 모두 합친 가상의 대기시스템을 나타낸다. 이 대기시스템의 서비스 능력은 상향 채널 중 예약 패킷에게 할당되는 예약 구간의 비중에 비례한다. 즉  $c$ 개의 슬롯이 예약 구간으로 할당된다면 예약 채널의 총 전송 능력은  $ck$  예약 패킷/프레임이 된다. 예약 패킷의 전송에 사용되는 슬롯 알로하 알고리즘의 최대 전송 효율은  $1/e$ 이므로<sup>[7]</sup> 매체접속제어 알고리즘의 효율을 고려한 최대 전송률은  $ck/e$  예약 패킷/프레임이다. 최대 전송률로 전송이 이루어지고 있을 때에는 이 값을 첫번째 대기열의 평균 서비스율  $s_1$ 로 생각할 수 있다. 이것은 부하가 높은 경우에 해당하며 부하가 낮을 때는 충돌이 일어날 확률이 줄어들게 됨에 따라 평균 서비스율이 위 값보다 커지게 된다.

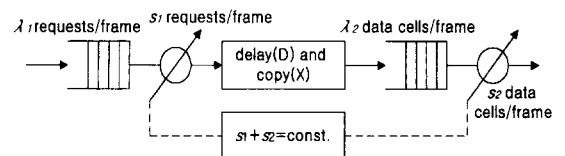


그림 2. 시스템 모델

Fig. 2. System model.

두 번째 대기시스템은 중앙제어기에 의해 할당된 상향 데이터 슬롯을 통해 사용자 데이터가 전송되는 과정을 나타낸다. 일시적으로 예약 요청이 쇄도할 경우 즉시 데이터 슬롯이 할당되지 못하고 대기열이 형성되므로 이를 모아 두 번째 대기열로 표현하였다. 이 대

기열의 서비스율  $s_2$ 는 패킷/프레임이다. 한편, 하나의 예약 패킷이 항상 하나의 데이터 전송 슬롯을 요청하는 것은 아니므로, 한 예약 패킷이 요구하는 데이터 슬롯의 수를 확률변수  $X$ 로 놓고 그 평균값을  $m$ 이라 한다. 첫 번째 대기시스템과 두 번째 대기시스템 사이에는 라운드트립 지연과 중앙제어기에서의 처리 시간 지연이 포함되는데 이 값은 채널 할당 알고리즘의 효과에 큰 영향이 없을 것이므로 본 논문에서는 이를 무시한다.

이상과 같은 모델에서 채널 할당은 일정한 값  $N$ (슬롯/프레임)을 갖는 전체 상향 채널 용량을 예약구간의 채널 용량  $c$ (슬롯/프레임)과 데이터 구간의 채널 용량(슬롯/패킷)으로 분해하는 것이며, 본 논문에서는 사용자 데이터의 총지연의 평균값이 작아지도록 하는 알고리즘을 찾아내고 그 동작 특성을 규명한다.

### III. 채널 할당 알고리즘

#### 1. 고정 할당

예약구간과 데이터 구간의 비를 일정하게 유지하되 그 비율은 시스템의 전체 처리능력(throughput)이 최대가 되도록 한다. 시스템의 전체 처리능력이 최대가 되려면 두 대기시스템의 처리능력이 균형을 이루어야 한다. 그렇지 않을 경우 처리능력이 더 작은 쪽이 병목현상을 유발하기 때문이다. 프레임마다 예약 구간에  $c_f$  개의 슬롯을 할당할 경우, 첫 번째 대기열의 처리능력은  $c_f k/e$  예약 패킷/프레임이고, 두 번째 대기시스템의 처리능력은  $N - c_f$  패킷/프레임이다. 그러나, 예약 패킷은 평균적으로  $m$ 개의 패킷을 요청하므로, 첫 번째 대기시스템의 처리능력을 두 번째 대기시스템의 척도로 환산하면 등가처리능력은  $c_f k m/e$ 이 된다. 이 두 처리능력이 균형을 이루게 하려면  $\frac{c_f k m}{e} = N - c_f$  이 되어야 하며, 이 식으로부터 예약 구간의 슬롯 수,  $c_f$ 는  $c_f = \frac{eN}{e + km}$  로 구해지고, 데이터 구간의 슬롯 수는  $d_f = N - c_f$  로 정해진다.

#### 2. 데이터 우선 할당

예약 패킷이 발생하는 시점과 각 예약 패킷이 요청하는 데이터 슬롯의 수가 확률적인 불확실성을 가지므로 두 대기시스템의 대기열 길이는 시간에 따라 변동하게 된다. 이러한 시간적 변동 상황을 관찰하여 각 순간마다 탄력적으로 채널을 할당하면 전체 평균 지

연이 줄어든 것으로 예상할 수 있다. 한편 직렬로 연결된 두 대기시스템에서 사용자가 느끼는 데이터 지연은 두 대기시스템을 모두 통과하는 데 걸리는 시간이므로, 첫 번째 대기시스템만을 통과한 상태는 전체 지연의 측면에서는 별 의미가 없다. 따라서 되도록 두 번째 대기열에서 기다리지 않도록 할 필요가 있으며 이를 고려한 방법이 바로 데이터 우선 할당 방법이다.

여기에서는 중앙제어기가 자신이 관리하는 할당 대기열(grant queue)을 관찰하여, 필요한 만큼 우선적으로 두 번째 대기시스템에 슬롯을 할당하고, 나머지를 첫 번째 대기시스템에 할당한다.  $i+1$ 번째 프레임의 채널 할당이  $i+1$ 번째 프레임 시작 직전에 이루어진다면,  $i+1$ 번째 프레임에서의 데이터 구간 슬롯 수,  $d_{i+1}$ 은  $i$ 번째 프레임 끝에서 관찰한 두 번째 대기시스템의 대기열 길이  $q_{2,i}$ 에 의해  $d_{i+1} = \max(N, q_{2,i})$ 로 정해지며,  $i+1$ 번째 프레임의 예약 구간 슬롯 수는  $c_{f,i+1} = N - d_{i+1}$ 로 정해진다.

#### 3. 비례배분 할당

이 방법에서는 두 대기열의 길이가 변함에 따라 대기열의 길이에 비례하는 만큼의 채널을 할당한다. 이것은 두 대기시스템 중 어느 한 쪽이 비어있을 때, 그 비어있는 대기시스템에 채널이 할당됨으로써, 비어있지 않은 다른 대기시스템에서의 지연이 커지는 경우가 발생하지 않게 하는 데 착안한 것이다. 이렇게 하기 위해 각 대기열이 각각 처리되는 데 걸릴 예상 시간이 같아지도록 슬롯을 할당한다.

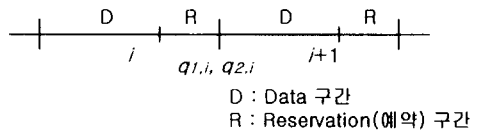


그림 3. 프레임과 대기열 길이의 관찰값  
Fig. 3. Frame and queue length observation.

그림 3에서  $i+1$ 번째 프레임의 슬롯들은,  $i+1$ 번째 프레임의 데이터 구간 시작점에서의 두 번째 대기열 길이  $q_{2,i}$ 를 첫 번째 시스템의 처리율로 나눈 값과,  $i+1$ 번째 프레임의 예약 구간 시작점에서의 첫 번째 대기열 길이  $q_{1,i+1}$ 을 두 번째 시스템의 처리율로 나눈 값이 같도록 할당된다. 그러나 채널 할당이 이루어지는 시점은  $i+1$ 번째 프레임의 시작 시점이고, 이 시점에서는 정확한  $q_{1,i+1}$  값을 미리 알 수 없으므로, 이를 예측해야 한다. 이  $q_{1,i+1}$ 의 예측값  $\hat{q}_{1,i+1}$ 은  $i+1$ 번째 프레임의

데이터 구간 시작점에서의 첫 번째 대기열 길이  $q_{1,i}$ 와  $i+1$ 번째 프레임의 데이터 구간 동안 새로이 발생하는 예약 패킷의 수가 되는데, 지속적인 트래픽 관찰에 의해 파악된 통신망 부하를  $\lambda$ 라고 하면 이 값은  $q_{1,i} + \lambda(N - c_{i+1})$ 로 근사화할 수 있다.

첫번째 시스템의 처리율은 부하에 따라 그 평균치가 달라지는 확률적인 값이다. 그러나 부하에 따라 달라지는 처리율을 고려하게 되면 알고리즘이 지나치게 복잡해지므로 본 논문에서는 그 평균값의 최소치만을 고려하여 위에서 제시한 다른 방식과의 성능을 비교한다.  $c$ 개의 슬롯이 예약구간으로 할당된 경우 부하가 높을 때는 처리율의 평균이  $ck/e$ 로 최소가 되며 부하가 낮을 때는 그 평균이 낮아져 최대  $ck$ 로 접근한다. 평균 처리율의 최소치( $ck/e$ )를 취한다는 것은 부하가 매우 클 때의 처리율을 다른 부하 환경에도 적용한다는 뜻으로서, 부하가 매우 크지 않을 때는 첫번째 시스템의 처리율을 실제보다 저평가함으로써 예약구간에 다소 많은 슬롯을 할당하는 결과를 초래하게 됨을 의미한다. 두번째 알고리즘이 전적으로 두번째 시스템에 우선 순위를 두는 것에 비해 이 세번째 알고리즘은 두 대기열의 상태에 맞추어 양쪽 시스템에 자원을 분배하되 첫번째 시스템에 다소간 편향되는 경향이 있음을 뜻한다. 이 편향의 정도는 부하가 작아질수록 심해진다. 그러나 부하가 아주 낮을 때는 대기열이 거의 형성되지 않아 매 프레임마다 요청 패킷과 데이터 패킷이 모두 처리되므로 세부적인 비례배분 계산 방식의 오차가 성능(데이터 지연)에 영향을 주지 않는다.

이와 같은 비례배분 방식으로 슬롯을 할당할 경우 다음과 같은 관계식에 의해 구해진  $c_{i+1}$ 값으로  $i+1$ 번째 예약 슬롯의 수를 정해준다.

$$\frac{q_{1,i} + \lambda(N - c_{i+1})}{\frac{c_{i+1}k}{e}} = \frac{q_{2,i}}{N - c_{i+1}} \quad (1)$$

#### IV. 모의실험

위의 세가지 채널 할당 알고리즘의 성능과 동작 특성을 확인하기 위해, 그림 2에 대응되는 컴퓨터 모델을 작성하여 모의실험을 하였다. 채널 할당은 매 프레임의 시작점에서 이루어지는데, 적용되는 알고리즘에 따라 필요한 대기열의 길이를 관찰하고 이를 근거로 프레임의 슬롯을 할당한다. 채널 할당 알고리즘을 적

용하여 계산한 각 구간 슬롯의 수는 소수가 되는데, 매 프레임마다 슬롯의 수가 바뀌는 비례배분 할당의 경우에는 반올림하여 슬롯의 수를 정하고, 고정 할당의 경우에는 계산된 소수보다 큰 정수와 작은 정수를 적절히 조합하여 평균적으로는 계산된 소수에 해당하는 만큼의 슬롯이 배정되도록 하였다.

예약 패킷의 전송에 적용되는 슬롯 알로하 방식의 이론적인 최대 전송 효율은  $1/e$ 이지만 구현상의 오버헤드 등을 고려하여  $1/3$ 으로 근사화하였다. 이렇게 할 경우 비례배분 할당 알고리즘에 의한 관계식 (1)을 만족하는  $c_{i+1}$ 값은

$$c_{i+1} = \frac{1}{2\lambda} (q_{2,i} \sqrt{(q_{1,i} + q_{2,i})^2 + 4\lambda N} - (q_{1,i} + q_{2,i})) \quad (2)$$

이 된다.

모든 사용자 단말에서의 데이터 발생의 합은 도착률이  $\lambda$ 인 Poisson process를 이룬다고 가정한다. 그러면 이에 따라 생성된 예약 패킷들이 첫 번째 대기열을 형성한다. 각 사용자 데이터의 길이를 슬롯의 단위로 표현한 값을  $X$ 라고 하면, 일반적으로  $X$ 는 확률변수를 이루는데, 사용자 데이터의 길이가 그림 4와 같은 분포를 갖는 경우, 슬롯의 길이를 64byte라고 하면  $X$ 의 평균,  $m$ 은 약 2.33이 된다. 이런 트래픽 환경에 대한 모의실험 결과를 그림 5에 보였다. 이 그림에서 세로축은 두 개의 대기시스템을 통과하는 데 걸리는 지연의 평균값이고 가로축은 이용률  $\rho$ 를 나타내는데, 이 예에서  $\rho$ 는 다음과 같은 값을 갖는다.

$$\rho = \frac{\lambda}{\frac{c_i k}{e}} \approx \frac{\lambda}{\frac{c_i k}{3}} = \frac{3\lambda}{c_i 3} = \frac{\lambda}{c_i} = \frac{\lambda}{6} \quad (3)$$

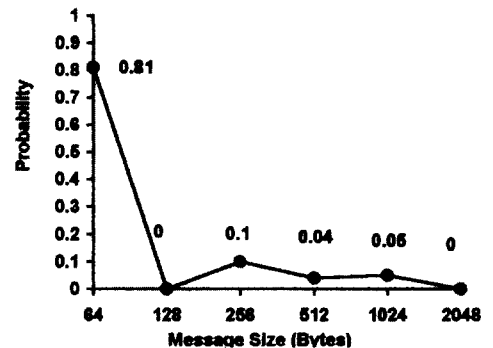


그림 4. 데이터 길이 분포  
Fig. 4. Data length distribution.

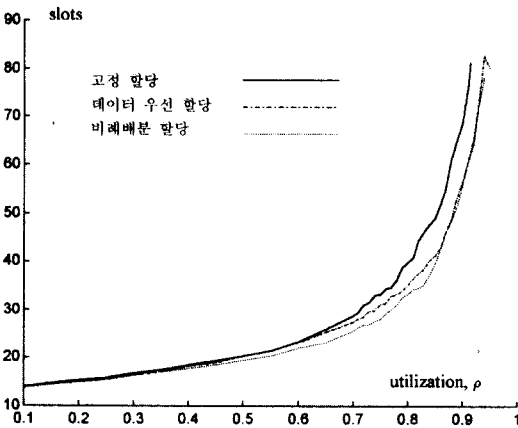


그림 5. 전체 평균지연  
Fig. 5. Total mean delay.

이 그림에서 전체적으로 고정 할당 알고리즘이 가장 성능이 나쁘고 나머지 두 알고리즘은 비슷한 성능을 보이나 중간 부하 영역에서 비례배분 할당 알고리즘이 다소 나은 성능을 보임을 관찰할 수 있다. 고정 할당 알고리즘의 성능이 나쁜 것은 두 번째 대기열의 입력에 작용하는  $X$ 의 확률적 변화에 효과적으로 대응하지 못하기 때문이다.

중간 부하 영역에서 데이터 우선 알고리즘이 다소 떨어지는 성능을 보이는 것은 그림 6을 이용해 설명할 수 있다. 일시적으로 두 번째 대기열의 길이가 길어진 프레임들을 구성하는 슬롯 수보다 많아졌을 때, (a) 데이터 우선 할당 방식에서는,  $i$ 번째 프레임에 발생한 데이터를 위한 예약 패킷들이,  $i$ 번째 프레임에서 상향 전송되지 못하고,  $i+1$ 번째 프레임에서 전송되므로, 실제 데이터의 전송은 빨라야  $i+2$ 번째 프레임에서 일어나게 된다. 반면 (b) 비례배분 할당 방식에서는 이와 같은 현상이 일어나지 않는다.

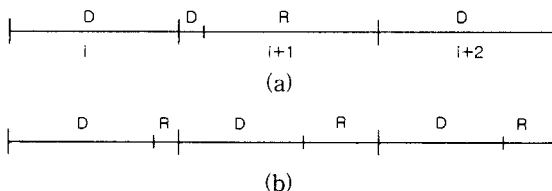


그림 6. 데이터 우선 방식에서의 평균지연 증가 요인  
Fig. 6. Cause of mean delay increase in priority-on-data algorithm.

그림 7은 전체 지연을 두 대기시스템 각각에서의 지연으로 나누어 그린 것이다. 두 번째 대기시스템에

서의 지연을 보면, 데이터 우선 할당 방식에서는 부하가 높아지더라도 그 값이 그다지 증가하지 않음을 관찰할 수 있다. 반면 낮은 부하에서는 이 방식이 가장 큰 지연을 보이는데, 이는 부하가 낮을 때 작은 수의 슬롯만이 두 번째 대기시스템에 할당되고 나머지는 모두 첫번째 대기시스템에 할당되어, 지연의 대부분이 두 번째 대기열에서 발생하게 되기 때문이다. 비례배분 할당 방식에서는 부하가 높아짐에 따라 두 대기시스템에서의 평균지연이 같아지는데, 이것은 이 방식이 각 대기열의 길이에 비례하여 채널을 할당하기 때문이다.

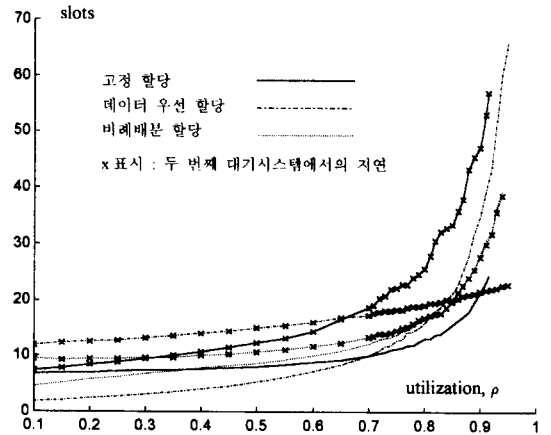


그림 7. 각 대기시스템에서의 평균지연  
Fig. 7. Mean delays at each queueing system.

두 번째 예로서  $X$  값이 1이 될 확률이 1인 경우, 즉 사용자 데이터의 길이가 한 슬롯만큼의 일정한 값을 가질 때, 모의실험 결과를 그림 8과 그림 9에 나타내었다. 이 때는 비례배분 할당 방식의 지연이 가장 크음을 볼 수 있는데, 이는 두 번째 대기시스템 내에서의 불규칙성의 원천인  $X$ 의 분산이 0이기 때문이다. 즉, 두 번째 대기시스템의 불규칙성이 적을 때는 빈 대기시스템에 자원이 할당되지 않도록 하는 비례배분 할당 방식을 적용하는 것보다, 오히려 고정적으로 자원을 할당하는 편이 지연을 줄이게 됨을 알 수 있다. 이러한 현상은 직렬 연결된 2단 대기시스템에서, 외부로부터의 손님 도착 과정이 Poisson process를 이루고 손님의 서비스 타임이 지수분포를 이루지만, 한 손님의 서비스 타임은 두 대기시스템에서 동일할 경우에도 관찰된다. 이 시스템에서는 첫번째 대기시스템을 떠나는(두 번째 대기열에 도착하는) 손님이 Poisson

process를 이루고(Burke의 정리)<sup>[7]</sup>, 손님들의 서비스 타임이 지수분포를 갖기는 하지만, 두 번째 대기시스템에서의 손님 도착간 시간(interarrival time)과 서비스 타임 사이의 강한 연관성으로 인해, 두 번째 대기시스템은  $M/M/1$  시스템이 아니며, 부하가 높아질 때도 대기열 길이가 커지지 않는다. 이런 2단 대기시스템에서 대기열의 길이에 비례하도록 두 대기시스템에 자원을 할당하는 것은 좋은 방안이 될 수 없음이 당연하다.

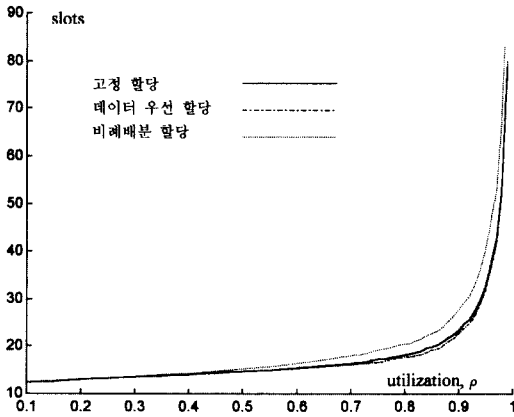


그림 8. 분산이 0일 때 평균지연  
Fig. 8. Mean delay when variance is 0.

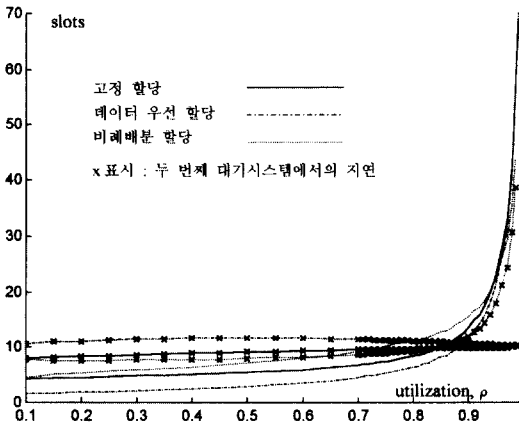


그림 9. 분산이 0일 때 각 대기시스템에서의 평균지연  
Fig. 9. Mean delays at each queueing system when variance is 0.

이러한 현상은 그림 9를 통해서도 확인할 수 있다. 고정 할당과 데이터 우선 할당 방식을 적용했을 때, 두 번째 대기시스템에서의 평균 지연이 부하의 증가에 따라 증가하지 않는다. 데이터 우선 할당 방식의 경우에는 부하가 증가할수록 두 번째 대기시스템에서의 평

균지연이 오히려 감소하는 것을 볼 수 있는데, 이는 부하가 작을 때 채널의 대부분이 예약구간으로 할당되어 대부분의 지연이 두 번째 대기열에서 발생하기 때문이다.

## V. 결론

위 모의실험 결과로부터, 본 논문에서 고려한 세가지 채널 할당 알고리즘의 효과는  $X$ 의 분포에 따라 크게 달라짐을 알 수 있다. 데이터 우선 할당 방식은 비교적  $X$ 의 분포 변화에 둔감하며 대체로 양호한 성능을 보이는 반면, 비례배분 할당 방식은  $X$ 의 분산이 클 때는 우수한 성능을 보이나, 분산이 작을 때는 데이터 우선 할당 방식은 물론 고정 할당 방식에 비해서도 큰 지연을 갖는다. 고정 할당 방식은 구현이 간단한 반면 상대적으로 성능이 좋지 않으며, 특히  $X$ 의 분산이 클 때 더욱 큰 지연을 초래한다. 따라서 구현의 복잡도에 따른 경제성 문제가 허용하는 범위에서 데이터 우선 할당과 비례배분 할당을 혼합한 방식을 적용하거나 아니면 데이터 우선 할당 방식을 적용함이 바람직하다.

## 참고 문헌

- [1] J. E. Dail et al., "Adaptive Digital Access Protocol: a MAC Protocol for Multiservice Broadband Access Networks," IEEE Communications Magazine, March 1996, pp. 104-112.
- [2] C. Bisdikian et al., "MLAP: A MAC Level Access Protocol for the HFC 802.14 Network," IEEE Communications Magazine, March 1996, pp. 114-121.
- [3] Philippe Jacquet, Paul Muhlethaler, Philippe Robert, "Framing protocols on upstream channel in CATV network: asymptotic average delay analysis," Doc. IEEE 802.14/96-247.
- [4] Dolores Sala, John O. Limb, Sunil Khaunte, "Performance of Continuous-Mode MAC Protocol," Doc. IEEE 802.14/96-251.
- [5] Philippe Jacquet, Paul Muhlethaler, Philippe Robert, "Asymptotic average access delay analysis: adaptive p-persis-

tence versus tree algorithm,” Doc. IEEE 802.14/96-248.

[6] Dolores Sala, John O. Limb, Sunil Khaunte, “Performance of Contention Resolution

Algorithms using Continuous-mode Operation,” Doc. IEEE 802.14/97-048.

[7] D. Bertsekas and R. Gallager, “Data Networks,” Prentice-Hall 1992.

저 자 소 개



鄭 忠 敎(正會員)

1982년 2월 서울대학교 전기공학과 (공학사). 1984년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과(공학석사). 1989년 2월 한국과학기술원 전기및 전자공학과(공학박사). 1989년 3월 ~ 1995년 2월 LG정보통신 중앙연

구소 책임연구원. 1995년 3월 ~ 현재 강원대학교 전자공학과 조교수. 주관심분야는 통신시스템 성능분석, 통신프로토콜, 인터넷, 실시간 통신